

Rec'd PCT/PTO 27 DEC 2004

10/519698
PCT/FR 03/02000



REC'D 22 SEP 2003

WIPO PCT

BREVET D'INVENTION

CERTIFICAT D'UTILITÉ - CERTIFICAT D'ADDITION

COPIE OFFICIELLE

Le Directeur général de l'Institut national de la propriété industrielle certifie que le document ci-annexé est la copie certifiée conforme d'une demande de titre de propriété industrielle déposée à l'Institut.

Fait à Paris, le 10 JUIN 2003

Pour le Directeur général de l'Institut
national de la propriété industrielle
Le Chef du Département des brevets

Martine PLANCHE

DOCUMENT DE PRIORITÉ

PRÉSENTÉ OU TRANSMIS
CONFORMÉMENT À LA
RÈGLE 17.1.a) OU b)

BEST AVAILABLE COPY

INSTITUT
NATIONAL DE
LA PROPRIÉTÉ
INDUSTRIELLE

SIEGE
26 bis, rue de Saint Petersburg
75800 PARIS cedex 08
Téléphone : 33 (0)1 53 04 53 04
Télécopie : 33 (0)1 53 04 45 23
www.inpi.fr



INSTITUT
NATIONAL DE
LA PROPRIÉTÉ
INDUSTRIELLE

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08

Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

BREVET D'INVENTION CERTIFICAT D'UTILITÉ

Code de la propriété intellectuelle - 1^{ère} VI



N° 11354*01

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE

page 1/2



Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

DB 540 W / 300301

Réservé à l'INPI

REMISE DES PIÈCES

DATE

5 JUIL 2002

LIEU

75 INPI PARIS

N° D'ENREGISTREMENT

0208474

NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI

DATE DE DÉPÔT ATTRIBUÉE

05 JUIL. 2002

PAR L'INPI

Vos références pour ce dossier

(facultatif)

JMD/NC/BFF020168

1 NOM ET ADRESSE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE
À QUI LA CORRESPONDANCE DOIT ÊTRE ADRESSÉE

CABINET PLASSERAUD

84, rue d'Amsterdam
75440 PARIS CEDEX 09

Confirmation d'un dépôt par télécopie

☐ N° attribué par l'INPI à la télécopie

2 NATURE DE LA DEMANDE

Cochez l'une des 4 cases suivantes

Demande de brevet

☒

Demande de certificat d'utilité

☐

Demande divisionnaire

☐

Demande de brevet initiale

N°

Date

ou demande de certificat d'utilité initiale

N°

Date

Transformation d'une demande de
brevet européen *Demande de brevet initiale*

☐

N°

Date

3 TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)

PROCEDE ET DISPOSITIFS CRYPTOGRAPHIQUES PERMETTANT D'ALLEGER LES CALCULS AU COURS DE TRANSACTIONS

4 DÉCLARATION DE PRIORITÉ

OU REQUÊTE DU BÉNÉFICE DE

LA DATE DE DÉPÔT D'UNE

DEMANDE ANTÉRIEURE FRANÇAISE

Pays ou organisation

Date

N°

Pays ou organisation

Date

N°

Pays ou organisation

Date

N°

☐ S'il y a d'autres priorités, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»

5 DEMANDEUR

☐ S'il y a d'autres demandeurs, cochez la case et utilisez l'imprimé «Suite»

Nom ou dénomination sociale

FRANCE TELECOM

Prénoms

Forme juridique

N° SIREN

Société Anonyme

380129866

Code APE-NAF

Adresse

Rue

6, place d'Alleray 75015 PARIS

Code postal et ville

Pays

FRANCE

Nationalité

Française

N° de téléphone (facultatif)

N° de télécopie (facultatif)


Adresse électronique (facultatif)

Remplir impérativement la 2^{ème} page

**BREVET D'INVENTION
CERTIFICAT D'ADMISSIBILITÉ**

REQUÊTE EN DÉLIVRANCE
page 2/2

R2

REMISE DES PIÈCES DATE 5 JUIL 2002 LIEU 75 INPI PARIS N° D'ENREGISTREMENT 0208474 NATIONAL ATTRIBUÉ PAR L'INPI		Réservé à l'INPI		DB 540 W / 3003	
Vos références pour ce dossier : (facultatif)			JMD/NC/BFF020168		
6 MANDATAIRE Nom Prénom Cabinet ou Société			Cabinet PLASSERAUD		
N° de pouvoir permanent et/ou de lien contractuel			84, rue d'Amsterdam		
Adresse		Rue		75009 PARIS	
		Code postal et ville		[] [] [] [] []	
N° de téléphone (facultatif)					
N° de télécopie (facultatif)					
Adresse électronique (facultatif)					
7 INVENTEUR (S) Les inventeurs sont les demandeurs			<input type="checkbox"/> Oui <input checked="" type="checkbox"/> Non Dans ce cas fournir une désignation d'inventeur(s) séparée		
8 RAPPORT DE RECHERCHE Établissement immédiat ou établissement différé			Uniquement pour une demande de brevet (y compris division et transformation) <input checked="" type="checkbox"/> <input type="checkbox"/>		
Paiement échelonné de la redevance			Paiement en deux versements, uniquement pour les personnes physiques <input type="checkbox"/> Oui <input type="checkbox"/> Non		
9 RÉDUCTION DU TAUX DES REDEVANCES			Uniquement pour les personnes physiques <input type="checkbox"/> Requête pour la première fois pour cette invention (joindre un avis de non-imposition) <input type="checkbox"/> Requête antérieurement à ce dépôt (joindre une copie de la décision d'admission pour cette invention ou indiquer sa référence):		
Si vous avez utilisé l'imprimé «Suite», indiquez le nombre de pages jointes					
10 SIGNATURE DU DEMANDEUR OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire) Jean Marc DIOU CPI N°00-1001			VISA DE LA PRÉFECTURE OU DE L'INPI M. MARTIN 		

PROCÉDÉ ET DISPOSITIFS CRYPTOGRAPHIQUES PERMETTANT D'ALLEGER LES CALCULS AU COURS DE TRANSACTIONS

L'invention relève du domaine technique de la cryptographie, et plus
5 précisément de la cryptographie dite à clé publique. Dans ce type de
cryptographie, un utilisateur détient une paire de clés pour un usage donné.
Ladite paire de clés est constituée d'une clé privée que cet utilisateur maintient
secrète et d'une clé publique associée que cet utilisateur peut communiquer à
10 d'autres utilisateurs. Par exemple, s'il s'agit d'une paire de clés dédiée à la
confidentialité, alors la clé publique est utilisée pour chiffrer les données,
tandis que la clé secrète est utilisée pour les déchiffrer, c'est-à-dire pour
rétablir ces données en clair.

La cryptographie à clé publique est d'une très grande utilité dans la
mesure où, contrairement à la cryptographie à clé secrète, elle n'exige pas
15 que les interlocuteurs partagent un même secret afin d'établir une
communication sécurisée. Cependant, cet avantage en termes de sécurité
s'accompagne d'un désavantage en termes de performance, car les procédés
de cryptographie à clé publique, appelés encore « schémas à clé publique »,
sont souvent cent ou mille fois plus lents que les procédés de cryptographie à
20 clé secrète appelés encore « schémas à clé secrète ». C'est donc un défi très
important que de trouver des procédés de cryptographie à clé publique
d'exécution rapide, de façon à pouvoir les mettre en œuvre dans des
environnements peu dotés en ressources, tels que les cartes à
microprocesseur standards, avec ou sans contacts.

25 La plupart des schémas à clé publique actuellement existants reposent
sur la difficulté de problèmes mathématiques issus du domaine de
l'arithmétique (ou « théorie des nombres »). C'est ainsi que la sécurité du
schéma de chiffrement et de signature numérique RSA (R.L. Rivest, A. Shamir
et L. Adleman "A Method for Obtaining Digital Signatures and Public-Key
30 Cryptosystems, Communication of ACM, Vol.21, 1978, pp. 120-126) repose
sur la difficulté du problème de la factorisation des nombres entiers : étant

donné un très grand nombre entier (plus de 1000 bits) obtenu de façon privée en multipliant deux ou plusieurs facteurs premiers de tailles comparables, il n'existe pas aujourd'hui de méthode efficace pour retrouver ces facteurs premiers.

5 D'autres schémas à clé publique, tels que le schéma de signature numérique décrit dans la demande de brevet FR-A-2716058, font reposer leur sécurité sur la difficulté du problème dit du logarithme discret. Ce problème peut être énoncé dans sa plus grande généralité de la façon suivante : soit E un ensemble muni d'une opération (c'est-à-dire d'une fonction qui, à deux
10 éléments a et b, associe un élément noté « a.b » ou « ab », et appelé produit de a et b), g un élément de E, r un grand nombre entier et y le nombre entier défini par : $y = g^r$ (c'est-à-dire le produit g.g....g avec r occurrences de g) ; alors il est infaisable de retrouver r à partir de g et y. Souvent, l'ensemble E utilisé est l'ensemble des entiers modulo n où n est un nombre entier, premier
15 ou composé de nombres premiers.

Le domaine de l'invention est plus particulièrement le domaine technique de l'authentification d'entité, encore appelée identification, ainsi que celui de l'authentification de message et de la signature numérique de message, au moyen de techniques cryptographiques à clé publique. Dans de
20 tels procédés, l'entité authentifiée appelée prouveur, possède une clé privée qui est secrète et une clé publique associée. Le prouveur utilise la clé privée pour produire une valeur d'authentification ou une signature numérique. L'entité qui authentifie, appelée vérificateur, a uniquement besoin de la clé publique du prouveur pour vérifier la valeur d'authentification ou la signature
25 numérique.

Le domaine de l'invention est plus particulièrement encore celui des procédés d'authentification dits à divulgation de connaissance nulle ou sans apport de connaissance (« zero-knowledge »). Cela signifie que l'authentification se déroule suivant un protocole qui, de façon prouvée, ne
30 révèle rien sur la clé secrète de l'entité authentifiée, et ce quel que soit le nombre d'utilisations. On sait, à l'aide de techniques standards, déduire de ce

type de schémas des schémas d'authentification de message et de signature numérique de message.

Le domaine de l'invention est plus particulièrement encore celui des procédés dont la sécurité repose à la fois sur la difficulté du problème de la factorisation des nombres entiers et sur la difficulté du problème du logarithme discret.

L'invention trouve une application dans tous les systèmes ayant recours à la cryptographie à clé publique pour sécuriser leurs éléments et/ou leurs transactions, et plus particulièrement dans les systèmes où le nombre de calculs effectués par les différentes parties constitue pour au moins l'une d'entre elles un paramètre critique, soit parce qu'elle ne dispose pas d'un coprocesseur spécialisé dans les calculs cryptographiques, appelé souvent cryptoprocresseur, afin de les accélérer, soit parce qu'elle est susceptible d'effectuer un grand nombre de calculs simultanément par exemple dans le cas d'un serveur central, soit pour toute autre raison.

Une application typique est le paiement électronique, par carte bancaire ou par porte-monnaie électronique. Dans le cas du paiement de proximité, le terminal de paiement se trouve dans un lieu public, ce qui incite à utiliser des procédés de cryptographie à clé publique, afin qu'il ne stocke aucune clé-maître. Afin de réduire les coûts globaux d'un tel système, on peut souhaiter, soit que la carte soit une carte à microprocesseur standard c'est-à-dire que la carte n'est pas dotée d'un cryptoprocresseur, soit que le microprocesseur sécurisé contenu dans le terminal soit lui-même de type standard, soit les deux. Selon les cas, et selon le procédé cryptographique retenu, l'état de la technique actuellement connue permet d'atteindre l'un ou l'autre de ces objectifs, mais permet difficilement d'atteindre les deux simultanément, en respectant les contraintes du système. Un exemple de telle contrainte est que le paiement s'effectue en moins d'une seconde, voire en moins de 150 millisecondes dans le cas d'une transaction sans contact, voire encore en quelques millisecondes dans le cas d'un péage d'autoroute.

Le procédé cryptographique le plus utilisé à l'heure actuelle est le procédé RSA. Il est basé sur le problème de la factorisation. Cet algorithme, normalisé dans diverses instances, est devenu un standard de facto. Il est appelé à rester l'algorithme prépondérant dans les années à venir. De nombreux produits, systèmes et infrastructures telles que les infrastructures à clé publique PKI (acronyme de Public Key Infrastructure en anglais), ont été conçus à partir de cet algorithme et des formats de clés qu'il utilise.

De façon connue selon cet algorithme, la clé publique est constituée d'un couple de nombre entiers (n, e) et la clé privée est constituée d'un nombre entier d . Le module n est un nombre entier suffisamment grand pour que sa factorisation soit infaisable. Une entité A qui, seule, détient la clé privée d , est la seule entité capable de générer un nombre entier W' égal à une puissance du nombre entier W modulo n avec d comme exposant, de façon à permettre à toute entité B connaissant la clé publique (n, e) , de retrouver le nombre entier W en élevant le nombre entier W' à une puissance modulo n avec e comme exposant.

Dans un procédé de signature de message M , le nombre entier W est généralement une image du message par une fonction telle qu'une fonction de hachage connue. Le prouveur est l'entité A , la signature est le nombre entier W' , le vérificateur est l'entité B qui vérifie que le nombre entier retrouvé à partir de la signature W' , est l'image du message par la fonction connue.

Dans un procédé d'identification, le nombre entier W constitue généralement un défi envoyé par l'entité B qui est le vérificateur. Le nombre W' généré par l'entité A qui est le prouveur, constitue la réponse à ce défi.

Dans un procédé d'authentification de message M , le nombre entier W résulte généralement d'une combinaison d'image du message M et d'un défi envoyé par le vérificateur constitué par l'entité B . Le nombre W' généré par l'entité A qui est le prouveur, constitue une signature authentique en réponse à ce défi.

L'algorithme RSA présente toutefois un problème qui résulte d'une quantité élevée d'opérations à effectuer par le prouveur ou le signataire. Pour

réaliser un calcul complet en moins d'une seconde sur une carte à microprocesseur qui effectue ces opérations, il est nécessaire d'ajouter un cryptoprocasseur sur la carte. Cependant, la fabrication et l'installation d'un cryptoprocasseur, ont un coût non négligeable qui augmente le prix de la

5 carte à microprocesseur. On sait aussi qu'un cryptoprocasseur consomme beaucoup de courant. L'alimentation de la carte par le terminal peut poser des difficultés techniques en cas d'interface sans contact. On sait encore que l'ajout d'un cryptoprocasseur facilite des attaques physiques par analyse du spectre de courant consommé, ce qui présente un inconvénient auquel il est

10 difficile de trouver des solutions techniques. Par ailleurs, même si la carte est dotée d'un cryptoprocasseur, le calcul peut encore s'avérer trop lent dans des applications où le temps de transaction nécessite d'être très court comme dans certains des exemples précédemment cités.

La présente invention a pour objet de spécifier des procédés

15 cryptographiques à clé publique tels que les procédés d'authentification et de signature numérique. Plus précisément, la présente invention a pour objet d'utiliser les mêmes clés que l'algorithme RSA avec un niveau de sécurité au moins égal à celui de cet algorithme, tout en permettant d'effectuer une grande majorité de calculs à l'avance qui évite de devoir utiliser un cryptoprocasseur.

20 Considérant un procédé cryptographique utilisable dans une transaction pour laquelle une première entité génère au moyen d'une clé privée de type RSA, une preuve vérifiable par une deuxième entité au moyen d'une clé publique de type RSA associée à ladite clé privée, ladite clé publique comprenant un premier exposant et un module, le procédé selon l'invention est

25 remarquable en ce que:

- la première entité génère un premier élément de preuve dont un premier calcul à forte consommation de ressources est exécutable indépendamment de la transaction,
 - la première entité génère un deuxième élément de preuve lié au
- 30 premier élément de preuve et qui dépend d'un nombre commun partagé

par la première et la deuxième entité spécifiquement pour la transaction, dont un deuxième calcul est à faible consommation de ressources,

- la deuxième entité vérifie que le premier élément de preuve est lié par une relation avec une première puissance modulo le module, d'un nombre générique ayant un deuxième exposant égal à une combinaison linéaire de tout ou partie du nombre commun et d'un produit du premier exposant de clé publique par le deuxième élément de preuve.

Le fait que les clés soient de type RSA, a pour avantage de pouvoir utiliser sans modification de nombreux produits, développements ou infrastructures existants, tels que des logiciels de production de clés, des descriptions de zones mémoires de microprocesseurs, des formats de certificats de clés publiques, etc.

Le premier élément de preuve étant calculable en tout ou partie indépendamment de la transaction, la première entité a la possibilité d'effectuer un calcul complexe préalablement à la transaction, en gardant secrète l'exécution de ce calcul complexe pour garantir la sécurité. Ainsi, on observe qu'une première entité génère rapidement un tel premier élément de preuve dès le début de la transaction sans faire appel à des ressources puissantes telles que celles d'un cryptoprocasseur. Seule la première entité est alors capable de générer le deuxième élément de preuve en le liant au premier élément de preuve de façon à faire dépendre par des opérations simples, le deuxième élément de preuve d'un nombre commun spécifiquement partagé par la transaction. L'exécution possible de ces opérations simples en temps réduit par la première entité, évite de ralentir la transaction tout en gardant un bon niveau de sécurité.

De façon non limitative, la transaction peut avoir pour objet d'identifier la première entité, de signer un message ou d'authentifier un message.

Particulièrement pour permettre d'identifier la première entité:

- le premier élément de preuve est généré par la première entité en élevant le nombre générique à une deuxième puissance modulo le module

ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant de clé publique par un nombre entier aléatoire gardé secret par la première entité,

- le nombre commun est choisi au hasard dans un intervalle de sécurité puis émis par la deuxième entité après avoir reçu le premier élément de
- 5 preuve,

- la relation vérifiée par la deuxième entité, est une relation d'égalité entre une puissance du premier élément de preuve et la première puissance du nombre générique.

- 10 Le calcul complexe dont l'exécution est gardée secrète, porte ici sur l'élévation à la deuxième puissance du nombre générique pour générer le premier élément de preuve. Le choix au hasard du nombre commun pendant la transaction, ne nuit pas à la rapidité de cette transaction.

Particulièrement pour permettre de signer un message:

- le premier élément de preuve est généré par la première entité en
- 15 appliquant une fonction de hachage standard au message et au nombre générique élevé à une deuxième puissance modulo le module ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant de clé publique par un nombre entier aléatoire gardé secret par la première entité,

- le nombre commun est égal au premier élément de preuve,
- 20 - la relation vérifiée par la deuxième entité, est une relation d'égalité entre le nombre commun et un résultat de la fonction de hachage standard appliquée au message et à la première puissance du nombre générique.

- 25 Le calcul complexe à exécution gardée secrète, porte ici sur l'élévation à la deuxième puissance du nombre générique pour générer un potentiel de preuve. L'application de la fonction de hachage standard au message et à ce potentiel de preuve, n'est plus à forte consommation de ressources. La première entité peut ici calculer le potentiel de preuve avant la transaction dans laquelle une transmission du deuxième élément de preuve et du premier
- 30 élément de preuve égal au nombre commun partagé avec la deuxième entité, constitue alors une transmission de signature du message.

Particulièrement pour permettre d'authentifier qu'un message reçu par la deuxième entité provient de la première entité:

- le premier élément de preuve est généré par la première entité en appliquant une fonction de hachage standard au message et au nombre générique élevé à une deuxième puissance modulo le module ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant de clé publique par un nombre entier aléatoire gardé secret par la première entité,
- le nombre commun est choisi au hasard dans un intervalle de sécurité puis émis par la deuxième entité après avoir reçu le premier élément de preuve,
- la relation vérifiée par la deuxième entité, est une relation d'égalité entre le premier élément de preuve et un résultat de la fonction de hachage standard appliquée au message et à la première puissance du nombre générique.

Le calcul complexe gardé secret, porte ici sur l'élévation à la deuxième puissance du nombre générique pour générer le premier élément de preuve. Le choix au hasard du nombre commun pendant la transaction par la deuxième entité, ne nuit pas à la rapidité de cette transaction.

De façon générale, le calcul complexe réalisable avant la transaction, ne fait pas intervenir directement la clé privée et son résultat ne donne donc aucune information sur la clé privée.

Plus particulièrement, le procédé cryptographique est remarquable en ce que:

- le deuxième élément de preuve est généré par la première entité en retranchant du nombre entier aléatoire, la clé privée multipliée par le nombre commun,
- la combinaison linéaire égale au deuxième exposant comprend un coefficient unitaire positif pour le nombre commun et un coefficient unitaire positif pour le produit du premier exposant de clé publique par le deuxième élément de preuve,

- dans la relation vérifiée, le premier élément de preuve est considéré avec une puissance d'exposant unitaire.

Alternativement et préférentiellement lorsque le nombre commun est choisi par la deuxième entité, le procédé cryptographique est remarquable en ce que:

- le nombre commun étant scindé en un premier nombre commun élémentaire et un deuxième nombre commun élémentaire, le deuxième élément de preuve est généré par la première entité en retranchant du nombre entier aléatoire multiplié par le premier nombre commun élémentaire, la clé privée multipliée par le deuxième nombre commun élémentaire,
- la combinaison linéaire égale au deuxième exposant comprend un coefficient nul pour le premier nombre commun élémentaire, un coefficient unitaire positif pour le deuxième nombre commun élémentaire et un coefficient unitaire positif pour le produit du premier exposant de clé publique par le deuxième élément de preuve,
- dans la relation vérifiée, le premier élément de preuve est considéré avec une puissance d'exposant égal au premier nombre commun élémentaire.

Les opérations simples de soustraction et de multiplication, ci-dessus décrites, permettent de calculer rapidement le deuxième élément de preuve au sein d'une transaction et de réitérer plusieurs fois la transaction en générant à chaque fois un deuxième élément de preuve lié à un autre premier élément de preuve par un nombre aléatoire différent, sans donner aucune information sur la clé privée.

Avantageusement, le procédé cryptographique est remarquable en ce que le deuxième élément de preuve est calculé modulo une image du module par une fonction de Carmichael ou modulo un multiple de l'ordre du nombre générique modulo le module.

Le nombre entier aléatoire peut être choisi très supérieur à la clé privée. Dans le cas où l'avantage mentionné au paragraphe précédent n'est pas mis

en œuvre, il est nécessaire que le nombre entier aléatoire soit très supérieur à la valeur de clé privée. Avantageusement pour réduire la quantité d'opérations nécessaires à l'élévation de puissance ayant le nombre aléatoire pour exposant, le nombre entier aléatoire est inférieur à une image du module par une fonction de Carmichael ou à un multiple de l'ordre du nombre générique modulo le module. Un tel nombre aléatoire ne peut donner aucune information exploitable sur la clé privée.

La réduction de taille du deuxième élément de preuve ainsi obtenue, permet d'accélérer les calculs à effectuer par la deuxième entité sans nuire à la sécurité.

Avantageusement encore, le procédé cryptographique est remarquable en ce que le troisième exposant est calculé modulo une image du module par une fonction de Carmichael ou modulo un multiple de l'ordre du nombre générique modulo le module.

La réduction de taille du troisième exposant, ainsi obtenue, permet d'accélérer les calculs à effectuer par la première entité sans nuire à la sécurité.

Une valeur deux attribuée au nombre générique facilite les élévations à toute puissance du nombre générique. Une petite valeur peut aussi être attribuée au nombre générique qui permet de distinguer chaque première entité en appliquant une fonction de hachage connue au module et au premier exposant de la clé publique.

Une amélioration remarquable du procédé cryptographique pour distinguer la première entité, consiste en ce que le nombre générique est transmis avec la clé publique, le nombre générique étant égal à un nombre simple élevé à une puissance modulo le module avec pour exposant la clé privée.

Il suffit alors à la première entité d'élever le nombre simple à une puissance modulo le module avec pour exposant le nombre aléatoire de façon à obtenir le même résultat qu'en élevant le nombre générique à une deuxième puissance modulo le module ayant un troisième exposant égal à un produit du

premier exposant de clé publique par un nombre entier aléatoire. Une attribution de la valeur deux au nombre simple, accélère considérablement le calcul complexe, que celui-ci soit fait avant ou pendant la transaction.

Une amélioration remarquable encore du procédé cryptographique, consiste en ce que:

- une troisième entité reçoit le deuxième élément de preuve, génère un troisième élément de preuve en élevant le nombre générique à une puissance modulo le module avec pour exposant le deuxième élément de preuve et envoie le troisième élément de preuve à la deuxième entité;
- la deuxième entité élève le troisième élément de preuve à une puissance modulo le module avec le premier exposant et en multiplie le résultat par le nombre générique élevé à une puissance d'exposant le nombre commun pour vérifier la relation qui lie le premier élément de preuve.

La troisième entité permet de soulager la deuxième entité sans nuire à l'intégrité de la vérification.

Considérant un dispositif prouveur protégé contre toute intrusion et muni d'une clé privée de type RSA gardée secrète, pour générer lors d'une transaction avec un dispositif vérificateur, une preuve dont une vérification à l'aide d'une clé publique associée à ladite clé privée permet de garantir que le dispositif prouveur est à l'origine de ladite preuve, ladite clé publique de type RSA comprenant un premier exposant et un module, le dispositif prouveur selon l'invention est remarquable en ce qu'il comprend:

- des moyens de calcul agencés pour générer un premier élément de preuve dont un premier calcul à forte consommation de ressources est exécutable indépendamment de la transaction et pour générer un deuxième élément de preuve lié au premier élément de preuve et qui dépend d'un nombre commun spécifique à la transaction;

- des moyens de communication agencés pour émettre au moins le premier et le deuxième élément de preuve et agencés pour émettre vers ou recevoir du dispositif vérificateur ledit nombre commun.

Particulièrement, le dispositif prouveur selon l'invention, est
5 remarquable en ce que:

- les moyens de calcul sont d'une part agencés pour générer un premier nombre aléatoire et pour élever un nombre générique à une puissance modulo le module ayant un exposant égal à un produit du premier exposant de clé publique par le nombre entier aléatoire,
- 10 - les moyens de calcul sont d'autre part agencés pour générer le deuxième élément de preuve par différence entre le nombre entier aléatoire et la clé privée multipliée par le nombre commun.

Alternativement, les moyens de calcul sont agencés pour effectuer des opérations modulo une image du module par une fonction de Carmichael ou
15 modulo un multiple de l'ordre du nombre générique modulo le module.

Considérant un dispositif vérificateur pour vérifier qu'une preuve est issue d'un dispositif prouveur muni d'une clé privée de type RSA gardée secrète par le dispositif prouveur, à l'aide d'une clé publique associée à ladite clé privée, ladite clé publique de type RSA comprenant un exposant et un
20 module, le dispositif vérificateur selon l'invention est remarquable en ce qu'il comprend:

- des moyens de communication agencés pour recevoir un premier élément de preuve et un deuxième élément de preuve ou un troisième élément de preuve, et pour recevoir ou émettre un nombre commun
25 spécifique à une transaction au sein de laquelle sont reçus le premier et le deuxième ou le troisième élément de preuve,
- des moyens de calcul agencés pour vérifier que le premier élément de preuve est lié par une relation avec une première puissance modulo le module, d'un nombre générique ayant un deuxième exposant égal à une
30 combinaison linéaire du nombre commun et d'un produit du premier exposant de clé publique par le deuxième élément de preuve.

Particulièrement, le dispositif vérificateur est remarquable en ce que les moyens de communication sont agencés pour recevoir le deuxième élément de preuve et en ce que les moyens de calcul sont agencés pour calculer le deuxième exposant et ladite première puissance du nombre générique.

- 5 Alternativement, le dispositif vérificateur est remarquable en ce que les moyens de communication sont agencés pour recevoir le troisième élément de preuve et en ce que les moyens de calculs sont agencés pour élever le troisième élément de preuve à une puissance de premier exposant de clé publique et pour en multiplier le résultat par le nombre générique élevé à une
- 10 deuxième puissance ayant pour exposant le nombre commun.

L'invention sera mieux comprise dans les exemples de mise en œuvre dont la description suit en référence aux dessins annexés dans lesquels:

- la figure 1 montre des étapes de procédé conforme à l'invention, pour identifier une première entité,
- 15 - la figure 2 montre des étapes de procédé conforme à l'invention, pour signer un message,
- la figure 3 montre des étapes de procédé conforme à l'invention, pour authentifier un message,
- la figure 4 montre une première variante du procédé d'authentification
- 20 pour faciliter de nombreuses transactions,
- la figure 5 montre une deuxième variante du procédé d'authentification faisant intervenir une entité intermédiaire.

Le mode de réalisation décrit à présent, est un procédé d'authentification d'entité ou d'identification. Il permet à un prouveur A de

25 convaincre un vérificateur B de son authenticité. Ce procédé peut être transformé en procédé d'authentification de message ou signature numérique de message comme expliqué par la suite. Sa sécurité repose sur la difficulté de factoriser de grands nombres entiers. Cette difficulté est connue de l'homme du métier comme étant au moins aussi grande que la difficulté du

30 problème sur lequel repose la sécurité de l'algorithme RSA. Dans une option

qui permet d'alléger la tâche de vérification, la sécurité du procédé est équivalente à celle de RSA.

On rappelle qu'un nombre premier (prime number en anglais), est un nombre divisible uniquement par un et par lui-même. On rappelle aussi que la
 5 fonction d'Euler $\varphi(z)$ d'un nombre entier positif quelconque z , donne le nombre cardinal de l'ensemble des nombres entiers positifs inférieurs à z et premiers (coprime to en anglais) avec z , c'est à dire n'ayant aucun facteur commun avec z , différent de 1. On rappelle encore que la fonction de Carmichael $\lambda(w)$
 10 d'un nombre entier positif quelconque w , donne le plus petit nombre entier strictement positif v tel que tout nombre entier u vérifie la relation $\{ u^v = 1 \text{ modulo } w \}$, c'est à dire que de façon connue, le reste de la division entière de u^v par w est égal à 1.

Conformément à l'objectif et aux résultats explicités ci-dessus, ce procédé utilise des clés de type RSA. De façon à constituer un dispositif
 15 prouveur, une première entité A possède d'une part une clé publique divulguée à toute deuxième entité B qui constitue un dispositif vérificateur. La première entité A possède d'autre part une clé privée conservée secrète. La clé publique comprend un module n et un premier exposant e . La clé privée comprend un deuxième exposant d . Le module n est un nombre entier égal au
 20 produit de deux ou plusieurs nombres premiers. Lorsque le nombre n est un produit de deux nombres premiers p et q , $\varphi(n)=(p-1)(q-1)$. De nombreuses descriptions de RSA spécifient que le module n , le premier exposant e et le deuxième exposant d , respectent la relation $\{ e d = 1 \text{ modulo } \varphi(n) \}$. Il est bien connu de l'homme du métier que lorsque la relation $\{ e d = 1 \text{ modulo } \varphi(n) \}$ est
 25 respectée, alors la relation $\{ e d = 1 \text{ modulo } \lambda(n) \}$ est respectée.

Plus généralement, le procédé fonctionne avec le même niveau de sécurité pour toute clé publique (n,e) associée à une clé privée d qui respecte la relation $\{ e d = 1 \text{ modulo } \lambda(n) \}$.

Dans toutes les options, on suppose que le vérificateur B connaît déjà
 30 tous les paramètres publics nécessaires à vérifier qu'une preuve est donnée

par une première entité, le prouveur A, à savoir son identité, sa clé publique, son certificat de clé publique, etc.

L'identification de l'entité A par l'entité B se déroule en itérant k fois le protocole à présent décrit en référence à la figure 1. Le nombre k est un entier positif qui, avec un nombre entier t inférieur ou égal à l'exposant e, définit un couple de paramètres de sécurité.

Dans une première étape 9, l'entité A génère un premier nombre entier aléatoire r très supérieur à d, calcule $x = g^{e \cdot r} \pmod{n}$ et envoie x à l'entité B. De façon connue, les entités A et B sont de type ordinateur ou carte à puce. Le nombre entier g est un nombre générique connu par les entités A et B. Une valeur du nombre générique g, égale à 2, facilite ses élévations de puissance. Le nombre générique g peut aussi être fonction de la clé publique du prouveur, par exemple $g=h(n,e)$ où h est une fonction de hachage connue de tous. Le nombre générique g peut aussi être déterminé par l'entité A et alors transmis avec sa clé publique. Par exemple, l'entité A élève un nombre simple G à la puissance d dont le résultat donne le nombre g tel que $g^e \pmod{n} = G$. Le nombre générique g étant calculé une fois pour toutes par l'entité A, le calcul de x est simplifié car alors, $x = G^r \pmod{n}$. Une valeur du nombre simple G égale à 2, facilitant ses élévations de puissance, est plus particulièrement avantageuse. L'expression \pmod{n} signifie modulo n, c'est à dire que de façon connue, le résultat du calcul est égal au reste de la division entière du résultat de l'opération considérée, par le nombre entier n, généralement appelé module. Ici, le nombre entier x constitue un premier élément de preuve car seule l'entité qui génère le nombre aléatoire r, est capable de générer le nombre x. Le nombre aléatoire r n'est pas communiqué par l'entité qui le génère. Selon la théorie connue des nombres, le nombre r est choisi suffisamment grand pour qu'une connaissance du nombre générique g ou du nombre simple G et du module n, ne permette pas de retrouver le nombre r à partir du nombre x.

Une réception par l'entité B du premier élément de preuve x, valide une transition 10 qui active alors une deuxième étape 11.

Dans l'étape 11, l'entité B envoie à l'entité A, un nombre entier c choisi au hasard dans un intervalle $[0, t - 1]$ dit de sécurité. Ainsi, le nombre c est commun aux entités A et B et aussi à toute autre entité s'infiltrant dans le dialogue entre les entités A et B.

- 5 Une réception par l'entité A du nombre commun c , valide une transition 12 qui active alors une troisième étape 13.

Dans l'étape 13, l'entité A calcule $y = r - d \cdot c$. Ainsi, l'entité A génère une image y de la clé privée sous forme de combinaison linéaire du nombre r et du nombre d dont le coefficient multiplicatif est le nombre commun c . Le nombre
10 aléatoire r étant très grand et non communiqué, une connaissance de l'image y ne permet pas de retrouver le produit $d \cdot c$ et par conséquent, ne permet pas de retrouver le nombre d de clé privée qui reste donc gardé secret par l'entité A. Seule l'entité A ayant connaissance du nombre d , seule l'entité A peut générer une image qui intègre le nombre commun c .

- 15 Considérant les protocoles ici décrits, un imposteur est une entité qui tente de se faire passer pour l'entité A sans connaître le secret de la clé privée d . On sait démontrer que, lorsque la factorisation des entiers est un problème difficile, la probabilité que l'imposteur ne soit pas détecté, est égale à $1/kt$. La sécurité de ces protocoles est donc au moins aussi grande que celle de RSA.
20 Pour beaucoup d'applications, le produit kt peut être choisi relativement petit dans un contexte d'authentification, par exemple de l'ordre de 2^{16} .

Toutes valeurs de k et t du couple de paramètres de sécurité, sont possibles. Préférentiellement, $k=1$ et $t=e$, auquel cas la probabilité définie ci-dessus est égale à $1/e$ et il n'y a qu'une équation de vérification à appliquer.
25 Une valeur standard d'exposant public RSA telle que $e=65537$ soit $2^{16}+1$, convient pour beaucoup d'applications.

Une réception par l'entité B du deuxième élément de preuve y , valide une transition 16 qui active alors une quatrième étape 17.

Dans l'étape 17, l'entité B vérifie que : $g^{e \cdot y + c} = x \pmod{n}$. Bien que,
30 comme vu précédemment, le deuxième élément de preuve ne communique

aucune information sur la clé privée d , le deuxième élément de preuve y est tel que:

$$e \cdot y + c = e \cdot (r - d \cdot c) + c$$

Donc en élevant le nombre générique g à une puissance dont l'exposant est une combinaison linéaire du nombre commun c et du produit $e \cdot y$:

$$g^{e \cdot y + c} = g^{e \cdot r - e \cdot d \cdot c + c} = x \pmod{n}.$$

D'autre part, bien que conformément à la théorie des nombres, le nombre générique g ne communique aucune information sur la clé privée, celui-ci est en fait tel que:

$$(g^{d \cdot c})^e = g^c \pmod{n}.$$

Ainsi, sans communiquer r à aucun moment, l'égalité:

$$(g^y)^e \cdot g^c = (g^r)^e = x \pmod{n}$$

certifie que l'entité A connaît d .

Cette vérification est accélérée en calculant à l'avance, à la fin de l'étape 11 ou même avant :

$$v' = g^c \pmod{n}.$$

Ainsi dans la quatrième étape, B n'a plus qu'à vérifier : $g^{e \cdot y} \cdot v' = x \pmod{n}$. Lorsque B reçoit y , il est avantageux pour B de calculer une fois pour toutes $G = g^e \pmod{n}$, de façon à vérifier en étape 11, $G^y \cdot v' = x \pmod{n}$.

D'autres optimisations possibles du calcul de vérification seront vues dans la suite de la description.

De nombreuses optimisations de ce protocole de base sont possibles. Par exemple, on peut remplacer $x = g^{e \cdot r} \pmod{n}$ par $x = g^{-e \cdot r} \pmod{n}$, auquel cas l'équation de vérification devient $g^{e \cdot y + c} \cdot x = 1 \pmod{n}$;

Par exemple encore, on peut remplacer c par un couple d'entiers positifs ou négatifs (a, b) et $y = r - d \cdot c$ par $y = a \cdot r - b \cdot d$, auquel cas l'équation de vérification devient $g^{e \cdot y + b} = x^a \pmod{n}$.

Si les facteurs premiers du module n sont connus de A , alors la première étape peut être accélérée en utilisant la technique dite des restes chinois.

La première étape peut être effectuée à l'avance. De plus les k valeurs de x peuvent faire partie de la clé publique de A , auquel cas le protocole commence directement à la deuxième étape. Ces valeurs de x peuvent aussi être calculées par une entité extérieure digne de confiance et stockées dans
 5 l'entité A .

Lorsque les valeurs pré-calculées de premier élément de preuve sont jointes à la clé publique, le protocole au sein d'une transaction commence directement par l'étape 11. C'est l'entité B qui décide de la quantité k d'itérations des étapes 11 et 13 pour chacune desquelles l'entité B vérifie en
 10 étape 17, qu'il existe une valeur de premier élément de preuve x qui est égale à V . L'entité A est toujours la seule à connaître les nombres aléatoires qui correspondent à un premier élément de preuve.

Afin de pouvoir stocker un maximum de valeurs pré-calculées dans une mémoire de l'entité A , particulièrement lorsque l'entité A est intégrée dans un
 15 micro-circuit de carte à puce pour carte de crédit ou pour téléphone mobile, le nombre x peut être remplacé par une valeur $f(x)$ où f est une fonction, par exemple égale à (ou incluant) une fonction de hachage cryptographique, auquel cas l'équation de vérification devient : $f(g^{e y+c} \pmod n) = f(x)$.

On peut combiner tout ou partie des modifications précédentes.
 20 Une amélioration intéressante du procédé, consiste à stocker une image $\lambda(n)$ du module n par la fonction de Carmichael dans la mémoire de l'entité A .

De façon à réduire la taille du deuxième élément de preuve y pour diminuer le temps de vérification sans pour autant modifier l'équation de
 25 vérification, le deuxième élément de preuve y est calculé modulo $\lambda(n)$ dans l'étape 13. Dans cette réalisation, le nombre aléatoire r est avantageusement choisi inférieur à $\lambda(n)$ dans l'étape 11. Plus généralement, on peut remplacer l'expression $\{y=r - d c\}$ par toute expression $\{y=r - d c - i \lambda(n)\}$ où i est un entier quelconque, de préférence positif.

De façon à accélérer une exécution de l'étape 11, préalablement à l'opération d'exponentielle appliquée au nombre générique g , le produit $e \cdot r$ est calculé modulo $\lambda(n)$.

Un moyen équivalent consiste à remplacer $\lambda(n)$ par l'ordre de g modulo n , c'est à dire le plus petit entier non nul tel que $g^{\text{ordre}} = 1$ modulo n , ou plus généralement par n'importe quel multiple de cet ordre.

En référence à la figure 5, le calcul de vérification exécuté par l'entité B peut également être partiellement délégué à toute autre entité que B, et ce sans perte de sécurité. Dans ce cas A fournit le deuxième élément de preuve y à cette autre entité C. L'entité C génère un troisième élément de preuve Y à partir du deuxième élément de preuve y et envoie le troisième élément de preuve Y à l'entité B. D'une part, la connaissance de y ne fournit aucune information sur d , puisque le produit $d \cdot c$ est « masqué » par le nombre aléatoire r . D'autre part, il est pratiquement impossible pour un fraudeur de fabriquer Y de toutes pièces, c'est à dire sans que le deuxième élément de preuve y ne soit exclusivement généré par la première entité A. En effet, étant donné n , e , x et c , il est infaisable de trouver une valeur de Y qui satisfasse l'équation de vérification de la quatrième étape, si la factorisation est un problème difficile.

La clé publique est le couple (n, e) et l'authentification ou l'identification de l'entité A par l'entité B se déroule en itérant k fois le protocole à présent décrit où C désigne une entité quelconque autre que B. En comparaison d'autres protocoles de l'état de la technique où par exemple dans le cas du logarithme discret, la clé publique est un quadruplet (n, e, g, v) , la réduction de la quantité de composants de la clé publique, réduit la quantité d'opérations à effectuer sans nuire à la sécurité. Avantageusement, conformément à l'invention, la clé publique ici utilisée étant de type RSA, le protocole décrit s'intègre facilement dans un contexte RSA largement exploité.

Le procédé se déroule de façon identique à celle décrite en référence à la figure 1 jusqu'à l'étape 13. En référence à la figure 5, l'étape 13 est modifiée en ce que l'entité A envoie l'image y de clé privée d à l'entité intermédiaire C.

Comme vu précédemment, l'image y ne donne aucune information sur la clé privée.

Une réception par l'entité C de l'image y , valide une transition 14 qui active alors la cinquième étape 15.

5 Dans l'étape 15, c'est ici l'entité intermédiaire C qui calcule le troisième élément de preuve $Y = g^y \pmod n$ et envoie Y à B.

Le procédé se poursuit alors de façon identique à celle décrite en référence à la figure 1 par la transition 16 et l'étape 17. Toutefois, l'étape 17 est modifiée en ce que la deuxième entité B n'a plus qu'à élever le troisième
10 élément de preuve Y à une puissance d'exposant e et à en multiplier le résultat par $g^e \pmod n$.

Physiquement, l'entité intermédiaire C est par exemple mise en œuvre dans une puce, non nécessairement sécurisée, contenue dans le dispositif de sécurité du prouveur tel qu'une carte à puce, dans le dispositif de sécurité du
15 vérificateur tel qu'un terminal de paiement, ou encore dans un autre dispositif tel qu'un ordinateur. La sécurité réside dans le fait que l'entité C ne peut trouver par elle-même une valeur Y qui convienne, c'est-à-dire telle que l'équation de vérification soit satisfaite.

Les protocoles précédemment décrits peuvent être transformés en
20 protocoles d'authentification de messages ou en schémas de signature numérique.

La figure 3 montre des étapes de procédé qui permettent d'authentifier qu'un message M reçu par la deuxième entité B, a été émis par la première entité A.

25 Dans une première étape 20, l'entité A génère un premier nombre entier aléatoire r très supérieur à d et calcule un potentiel de preuve P en utilisant une formule telle que $P = g^{e \cdot r} \pmod n$ comme dans l'étape 9 pour le premier élément de preuve. Au lieu d'envoyer P à l'entité B, l'entité A génère un premier élément de preuve x en appliquant au message M conjointement avec
30 le nombre P une fonction h , par exemple égale à une fonction de hachage

cryptographique ou incluant une fonction de hachage cryptographique de sorte que:

$$x = h(P, M).$$

L'entité A envoie alors le message M et le premier élément de preuve x
5 à l'entité B.

Une réception par l'entité B du message M et du premier élément de preuve x, valide une transition 21 qui active une deuxième étape 11. Le procédé se poursuit ensuite de façon identique à celle décrite en référence à l'une des figures 1 ou 5.

10 Dans l'étape 11, l'entité B envoie à l'entité A, un nombre entier c choisi au hasard dans un intervalle $[0, t - 1]$ dit de sécurité. Ainsi, le nombre c est commun aux entités A et B et aussi à toute autre entité s'infiltrant dans le dialogue entre les entités A et B.

Une réception par l'entité A du nombre commun c, valide une transition
15 12 qui active alors une troisième étape 13.

Dans l'étape 13, l'entité A calcule $y = r - d \cdot c$. Ainsi, l'entité A génère une image y de la clé privée sous forme de combinaison linéaire du nombre r et du nombre d dont le coefficient multiplicatif est le nombre commun c. Le nombre aléatoire r étant très grand et non communiqué, une connaissance de l'image
20 y ne permet pas de retrouver le produit d c et par conséquent, ne permet pas de retrouver le nombre d de clé privée qui reste donc gardé secret par l'entité A. Seule l'entité A ayant connaissance du nombre d, seule l'entité A peut générer une image qui intègre le nombre commun c. Sur l'exemple de la figure 3, l'entité A envoie l'image y de clé privée à l'entité B mais peut aussi l'envoyer
25 à une entité intermédiaire C comme sur la figure 5. Comme vu précédemment, l'image y ne donne aucune information sur la clé privée.

Une réception par l'entité B de l'image y, valide une transition 16 qui active alors la quatrième étape 22.

Dans l'étape 22, l'entité B calcule comme dans l'étape 17 une valeur de
30 vérification V au moyen de la formule:

$$V = g^{c+ey} \pmod{n}$$

puis vérifie la concordance du deuxième élément de preuve avec le premier élément de preuve au moyen de l'équation de vérification:

$$h(V, M) = x.$$

Dans la variante utilisant une fonction f , l'équation de vérification devient

5 $h(f(g^{c+ey} \pmod n), M) = x.$

Dans la variante utilisant une fonction f et faisant intervenir l'entité intermédiaire C , l'équation de vérification devient $h(f(Y^e g^c \pmod n), M) = x.$

A la différence de l'authentification de message, la signature de message est indépendante de l'émetteur en ce sens que la signature d'un message M par l'entité A reste valable si l'entité B reçoit le message M de toute autre entité. Une taille supérieure ou égale à quatre-vingt bits pour l'exposant e de clé publique, est préconisée pour assurer un niveau acceptable de sécurité.

En référence à la figure 2, dans une première étape 18, l'entité A génère un premier nombre entier aléatoire r et calcule un potentiel de preuve $P = g^{er} \pmod n$.

Dans une deuxième étape 23 directement à la suite de l'étape 1, l'entité A génère un premier élément de preuve x , en appliquant au message M conjointement avec le nombre P , une fonction h , par exemple égale à une fonction de hachage cryptographique ou incluant une fonction de hachage cryptographique tel que:

$$x = h(P, M).$$

Dans l'étape 23, l'entité A génère le nombre commun c pris égal au premier élément de preuve x .

25 Dans une troisième étape 24 directement à la suite de l'étape 23, l'entité A calcule $y = r - d c$. Ainsi, l'entité A génère une image y de la clé privée sous forme de combinaison linéaire du nombre r et du nombre d dont le coefficient multiplicatif est le nombre commun c . Le nombre aléatoire r étant très grand et non communiqué, une connaissance de l'image y ne permet pas de retrouver le produit $d c$ et par conséquent, ne permet pas de retrouver le nombre d de
30 clé privée qui reste donc gardé secret par l'entité A . Seule l'entité A ayant

connaissance du nombre d , seule l'entité A peut générer une image qui intègre le nombre commun c . Comme vu précédemment, l'image y ne donne aucune information sur la clé privée. Le couple (x,y) constitue une signature du message M car ce couple intègre à la fois le message M et un élément de clé privée qui garantit que l'entité A est à l'origine de cette signature.

L'entité A envoie ensuite le message M et la signature (x,y) à l'entité B ou à toute autre entité qui pourra envoyer ultérieurement le message signé à l'entité B.

On notera que le message M n'est pas nécessairement envoyé en étape 24. Le message M peut être envoyé dans une étape 19 indépendamment de sa signature car une modification du message M aurait une chance négligeable d'être compatible avec sa signature.

Une réception par l'entité B du message M avec sa signature (x,y) , en provenance de l'entité A ou de toute autre entité valide une transition 25 qui active alors une étape 26.

Dans l'étape 26, l'entité B prend le nombre commun c comme étant égal au premier élément de preuve x .

Dans l'étape 26, l'entité B calcule comme dans l'étape 17 une valeur de vérification V au moyen de la formule:

$$V = g^{c+ey} \pmod{n}$$

puis vérifie la concordance du deuxième élément de preuve avec le premier élément de preuve au moyen de l'équation de vérification:

$$h(V,M) = x.$$

Ici, la concordance avec le premier élément de preuve, est vérifiée par cette égalité du fait que le nombre commun c généré en étape 23, concorde lui-même avec le premier élément de preuve.

Dans la variante utilisant une fonction f , l'équation de vérification devient $h(f(g^{c+ey} \pmod{n}), M) = x$.

Une mise en œuvre particulièrement performante du procédé de l'invention, est maintenant expliqué en référence à la figure 4.

Une étape 27 génère et stocke dans une mémoire de l'entité A, une ou plusieurs valeurs de nombre aléatoire $r(j')$ à chacune desquelles est associé un potentiel de preuve $P(j')$. L'index j' sert à établir dans un tableau, une correspondance entre chaque nombre aléatoire $r(j')$ et le potentiel de preuve $P(j')$ associé. Chaque valeur de nombre aléatoire $r(j')$ est générée de façon à être, soit nettement supérieure à la valeur de clé privée d , soit inférieure ou égale à $\lambda(n)$ comme expliqué précédemment. Chaque potentiel de preuve $P(j')$ est calculé comme une puissance du nombre simple G avec $r(j')$ pour exposant. L'étape 27 est exécutée pour chaque ligne d'index j' en

5 j' incrémentant modulo une longueur k' , l'index j' après chaque calcul de $P(j')$. La longueur k' représente la quantité de lignes du tableau de sorte que $j'=0$ indexant la première ligne du tableau, les exécutions de l'étape 27 s'arrêtent lorsque j' revient à zéro ou continuent pour renouveler les valeurs contenues dans le tableau. La longueur k' est de valeur égale ou supérieure à k .

10

15 Le calcul de $P(j')$ est effectué par l'entité A ou par une entité de confiance qui reçoit de l'entité A, le nombre aléatoire $r(j')$ ou la valeur $\lambda(n)$ pour choisir des nombres aléatoires $r(j')$ inférieurs ou égaux à $\lambda(n)$. Lorsque le calcul de $P(j')$ est effectué par l'entité A, chaque exécution de l'étape 27 est activée par une transition 28 qui est validée lorsque des moyens de traitement

20 numérique de l'entité A sont détectés libres.

Le nombre simple G est déterminé dans une étape initiale 29. Lorsque le nombre générique g est imposé et donc connu de tous, l'entité A a simplement besoin de communiquer la clé publique (n,e) , le nombre simple G est calculé de façon à ce que $G = g^e$ modulo n . Lorsque le nombre générique g n'est pas imposé, l'entité A choisit une valeur de G , par exemple $G=2$ et

25 génère $g = G^d$ modulo n . Le nombre générique g est alors transmis avec la clé publique. L'index j' est initialisé à zéro de façon à débiter une première exécution de l'étape 27 pour une première ligne de tableau. Chaque fin d'exécution de l'étape 27 se rebranche en sortie de l'étape 29 pour scruter la

30 transition 28 et prioritairement des transitions 40, 41, 42.

La transition 42 est validée par une transaction d'identification qui active alors une suite d'étapes 43 et 45.

5 L'étape 43 positionne un indice d'itération j , par exemple égal à l'index courant j' du tableau qui contient les nombres aléatoires et les potentiels de preuve associés.

Dans l'étape 45, l'entité A génère le premier élément x par simple lecture du potentiel de preuve $P(j)$ dans le tableau. Pendant la transaction détectée par validation de la transition 42, la génération du premier élément de preuve ne nécessite donc aucun calcul de puissance. Le premier élément de
10 preuve x est ainsi émis rapidement.

Une transition 1 est validée par une réception du nombre commun c qui active alors une étape 2.

Dans l'étape 2, l'entité A génère le deuxième élément de preuve y comme expliqué précédemment. Les opérations se limitant à quelques
15 multiplications et additions ou soustractions, demandent peu de temps de calcul. Le deuxième élément de preuve y est ainsi émis rapidement après réception du nombre commun c .

Dans l'étape 2, l'indice p est augmenté d'un incrément unitaire de façon à réitérer l'étape 45 et l'étape 2 tant que j est détecté dans une transition 3,
20 différent de j' modulo k , jusqu'à ce qu'une transition 4 détecte que j est égal à j' modulo k pour retourner en sortie de l'étape 29 après k exécutions de l'étape 45.

La transition 41 est validée par une transaction de signature de message M . La transition 41 active alors une suite d'étapes 44 et 46.

25 L'étape 44 positionne un indice d'itération j , par exemple égal à l'index courant j' du tableau qui contient les nombres aléatoires et les potentiels de preuve associés. Le message M est émis en étape 44.

Dans l'étape 46, l'entité A génère le premier élément de preuve x en appliquant la fonction de hachage standard $h()$ au message M et au résultat
30 d'une simple lecture du potentiel de preuve $P(j)$ dans le tableau. Le nombre commun c est pris égal au premier élément de preuve x .

Dans l'étape 46, l'entité A génère le deuxième élément de preuve y comme expliqué précédemment. Les opérations se limitant à quelques multiplications et additions ou soustractions, demandent peu de temps de calcul. Pendant la transaction détectée par validation de la transition 41, la
 5 génération de signature constituée du premier élément de preuve x et du deuxième élément de preuve y, ne nécessite donc aucun calcul de puissance. La signature (x,y) est ainsi émise rapidement.

Facultativement dans l'étape 46, l'indice j est augmenté d'un incrément unitaire de façon à réitérer l'étape 46 tant que j est détecté dans une transition
 10 3, différent de j' modulo k, jusqu'à ce qu'une transition 4 détecte que j est égal à j' modulo k pour retourner en sortie de l'étape 29 après k exécutions de l'étape 46.

La transition 40 est validée par une transaction d'authentification de message M. La transition 40 active alors une suite d'étapes 43 et 47.

15 L'étape 43 positionne un indice d'itération j, par exemple égal à l'index courant j' du tableau qui contient les nombres aléatoires et les potentiels de preuve associés.

Dans l'étape 47, l'entité A émet le message M et le premier élément de preuve x. Le premier élément de preuve x est généré en appliquant la fonction
 20 de hachage standard h() au message M et au résultat d'une simple lecture du potentiel de preuve P(j) dans le tableau.

Pendant la transaction détectée par validation de la transition 40, la génération du premier élément de preuve ne nécessite donc aucun calcul de puissance. Le premier élément de preuve x est ainsi émis rapidement.

25 Une transition 1 est validée par une réception du nombre commun c qui active alors une étape 48.

Dans l'étape 48, l'entité A génère le deuxième élément de preuve y comme expliqué précédemment. Les opérations se limitant à quelques multiplications et additions ou soustractions, demandent peu de temps de
 30 calcul. Le deuxième élément de preuve y est ainsi émis rapidement après réception du nombre commun c.

Dans l'étape 48, l'indice p est augmenté d'un incrément unitaire de façon à réitérer l'étape 47 et l'étape 48 tant que j est détecté dans une transition 3, différent de j' modulo k , jusqu'à ce qu'une transition 4 détecte que p est égal à j' modulo k pour retourner en sortie de l'étape 29 après k exécutions de l'étape 47.

En référence à la figure 6, les entités A, B et C décrites précédemment sont matérialisées respectivement dans un dispositif prouveur 30, un dispositif vérificateur 31 et un dispositif intermédiaire 32. Le dispositif prouveur 30 est par exemple une carte à microprocesseur telle qu'une carte de crédit, une carte d'identification d'abonné d'un téléphone mobile. Le dispositif vérificateur 31 est par exemple un terminal bancaire ou un serveur de commerce électronique, un équipement d'opérateur de télécommunication mobile. Le dispositif intermédiaire 32 est par exemple une extension de carte à microprocesseur, un terminal de lecture de carte de crédit ou une carte électronique de téléphone mobile.

Le dispositif prouveur 30 comprend des moyens de communication 34 et des moyens de calcul 37. Le dispositif prouveur 30 est protégé contre les intrusions. Les moyens de communication 34 sont agencés pour émettre le premier élément de preuve x conformément à l'étape 9, 45 ou 47, décrite en référence à la figure 1, 3 ou 4, le deuxième élément de preuve y conformément à l'étape 13 décrite en référence aux figures 1 et 3, à l'étape 24 décrite en référence à la figure 2 ou aux étapes 2 et 48 décrites en référence à la figure 4, le message M conformément aux étapes 19, 20, 44 ou 47 décrites en référence aux figures 1 à 4 ou le nombre commun c conformément à l'étape 24, 46 décrite en référence aux figures 2 et 4 selon la version du procédé à mettre en oeuvre. Les moyens de communication 34 sont aussi agencés pour recevoir le nombre commun c conformément à la transition 12 ou 1 décrite en référence aux figures 1 à 4 lorsque des versions du procédé à mettre en oeuvre correspondent à l'identification ou l'authentification. Pour une version de procédé à mettre en oeuvre correspondant à une signature, les

moyens de communication 34 n'ont pas besoin d'être agencés pour recevoir le nombre commun c .

5 Les moyens de calcul 37 sont agencés pour exécuter les étapes 9 et 13 décrites en référence à la figure 1 ou 5, les étapes 18, 19, 23 et 24 décrites en référence à la figure 2, les étapes 13 et 20 décrites en référence à la figure 3 ou les étapes décrites en référence à la figure 4 selon la version de procédé à mettre en œuvre. De façon connue, les moyens de calcul 37 comprennent un microprocesseur et des microprogrammes ou des circuits combinatoires dédiés aux calculs précédemment décrits.

10 Le dispositif vérificateur 31 comprend des moyens de communication 35 et des moyens de calcul 38. Les moyens de communication 35 sont agencés pour émettre un ou plusieurs nombres communs c conformément à l'étape 11 décrite en référence aux figures 1, 3 et 5 lorsque des versions du procédé à mettre en œuvre correspondent à l'authentification. Pour une
15 version de procédé à mettre en œuvre correspondant à une signature, les moyens de communication 35 n'ont pas besoin d'être agencés pour émettre de nombre commun c . Les moyens de communication 35 sont aussi agencés pour recevoir les deux éléments de preuve x et y conformément aux transitions 10 et 16 décrites en référence aux figures 1 à 3 et 5, un message M avec le
20 premier élément de preuve x et le deuxième élément de preuve y conformément aux transitions 21 et 16 décrites en référence à la figure 3 ou le deuxième élément de preuve et le message M avec un ou plusieurs nombres communs c et l'image y de clé privée conformément aux transitions 2 et 8 décrites en référence à la figure 5.

25 Les moyens de calcul 38 sont agencés pour exécuter les étapes 11 et 17 décrites en référence aux figures 1 et 5, l'étape 26 décrite en référence à la figure 2 ou les étapes 11 et 22 décrites en référence à la figure 3, selon la version de procédé à mettre en œuvre. De façon connue, les moyens de calcul 38 comprennent un microprocesseur et des microprogrammes ou des
30 circuits combinatoires dédiés aux calculs précédemment décrits.

Le dispositif intermédiaire 32 comprend des moyens de communication 36 et des moyens de calcul 39. Les moyens de communication 36 sont agencés pour émettre le troisième élément de preuve Y conformément à l'étape 15 décrite en référence à la figure 5. Les moyens de communication 36
5 sont aussi agencés pour recevoir le deuxième élément de preuve y conformément à la transition 14 décrite en référence à la figure 5.

Les moyens de calcul 39 sont agencés pour exécuter l'étape 15 décrite en référence à la figure 5. De façon connue, les moyens de calcul 39 comprennent un microprocesseur et des programmes ou des circuits
10 combinatoires dédiés aux calculs précédemment décrits.

De façon améliorée, les moyens de calcul et de communication précédemment décrits sont agencés pour répéter k fois l'exécution des étapes précédemment décrites, chaque fois pour un premier élément de preuve et un deuxième élément de preuve distincts.

REVENDICATIONS

1. Procédé cryptographique utilisable dans une transaction pour laquelle une première entité (A) génère au moyen d'une clé privée (d) de type RSA,
5 une preuve vérifiable par une deuxième entité (B) au moyen d'une clé publique de type RSA associée à ladite clé privée, ladite clé publique comprenant un premier exposant (e) et un module (n), caractérisé en ce que:
 - la première entité (A) génère un premier élément de preuve (x) dont un
10 premier calcul à forte consommation de ressources est exécutable indépendamment de la transaction,
 - la première entité (A) génère un deuxième élément de preuve (y) lié au premier élément de preuve (x) et qui dépend d'un nombre commun (c) partagé par la première et la deuxième entité spécifiquement pour la transaction, dont un deuxième calcul est à faible consommation de
15 ressources,
 - la deuxième entité (B) vérifie que le premier élément de preuve (x) est lié par une relation avec une première puissance modulo le module (n), d'un nombre générique (g) ayant un deuxième exposant égal à une combinaison linéaire de tout ou partie du nombre commun (c) et d'un
20 produit du premier exposant (e) de clé publique par le deuxième élément de preuve (y).
2. Procédé cryptographique selon la revendication 1, caractérisé en ce que pour permettre d'identifier la première entité (A):
25
 - le premier élément de preuve (x) est généré par la première entité (A) en élevant le nombre générique (g) à une deuxième puissance modulo le module (n) ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant (e) de clé publique par un nombre entier aléatoire (r) gardé secret par la première entité (A),

- le nombre commun (c) est choisi au hasard dans un intervalle de sécurité $[0, t-1]$ puis envoyé par la deuxième entité (B) après avoir reçu le premier élément de preuve (x),
- la relation vérifiée par la deuxième entité (B), est une relation d'égalité entre une puissance du premier élément de preuve (x) et la première puissance du nombre générique (g).

3. Procédé cryptographique selon la revendication 1, caractérisé en ce que pour permettre de signer un message (M):

- le premier élément de preuve (x) est généré par la première entité (A) en appliquant une fonction de hachage standard au message (M) et au nombre générique (g) élevé à une deuxième puissance modulo le module (n) ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant (e) de clé publique par un nombre entier aléatoire (r) gardé secret par la première entité (A),
- le nombre commun (c) est égal au premier élément de preuve (x),
- la relation vérifiée par la deuxième entité (B), est une relation d'égalité entre le premier élément de preuve (x) et un résultat de la fonction de hachage standard appliquée au message (M) et à la première puissance du nombre générique (g).

4. Procédé cryptographique selon la revendication 1, caractérisé en ce que pour permettre d'authentifier qu'un message (M) reçu par la deuxième entité (B) provient de la première entité (A):

- le premier élément de preuve (x) est généré par la première entité (A) en appliquant une fonction de hachage standard au message (M) et au nombre générique (g) élevé à une deuxième puissance modulo le module (n) ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant (e) de clé publique par un nombre entier aléatoire (r) gardé secret par la première entité (A),

- le nombre commun (c) est choisi au hasard dans un intervalle de sécurité $[0, t-1]$ puis envoyé par la deuxième entité (B) après avoir reçu le premier élément de preuve (x),
- la relation vérifiée par la deuxième entité (B), est une relation d'égalité entre le premier élément de preuve (x) et un résultat de la fonction de hachage standard appliquée au message (M) et à la première puissance du nombre générique (g).

5
10 5. Procédé cryptographique selon l'une des revendications 2 à 4, caractérisé en ce que:

- le deuxième élément de preuve (y) est généré par la première entité (A) en retranchant du nombre entier aléatoire (r), la clé privée (d) multipliée par le nombre commun (c),
- la combinaison linéaire égale au deuxième exposant comprend un coefficient unitaire positif pour le nombre commun (c) et un coefficient unitaire positif pour le produit du premier exposant (e) de clé publique par le deuxième élément de preuve (y),
- dans la relation vérifiée, le premier élément de preuve est considéré avec une puissance d'exposant unitaire.

20

6. Procédé cryptographique selon l'une des revendications 2 ou 4, caractérisé en ce que:

- le nombre commun (c) étant scindé en un premier nombre commun élémentaire (a) et un deuxième nombre commun élémentaire (b), le deuxième élément de preuve (y) est généré par la première entité (A) en retranchant du nombre entier aléatoire (r) multiplié par le premier nombre commun élémentaire (a), la clé privée (d) multipliée par le deuxième nombre commun élémentaire (b),
- la combinaison linéaire égale au deuxième exposant comprend un coefficient nul pour le premier nombre commun élémentaire (a), un coefficient unitaire positif pour le deuxième nombre commun

30

élémentaire (b) et un coefficient unitaire positif pour le produit du premier exposant (e) de clé publique par le deuxième élément de preuve (y),

- 5 - dans la relation vérifiée, le premier élément de preuve est considéré avec une puissance d'exposant égal au premier nombre commun élémentaire (a).

7. Procédé cryptographique selon l'une des revendications 5 ou 6, caractérisé en ce que le deuxième élément de preuve (y) est calculé modulo
10 une image du module (n) par une fonction de Carmichael (λ) ou modulo un multiple de l'ordre du nombre générique (g) modulo le module (n).

8. Procédé cryptographique selon l'une des revendications 5 ou 6, caractérisé en ce que le nombre aléatoire (r) est très supérieur à la valeur de
15 clé privée (d).

9. Procédé cryptographique selon la revendication 7, caractérisé en ce que le nombre entier aléatoire (r) est inférieur à une image du module (n) par
une fonction de Carmichael (λ) ou à un multiple de l'ordre du nombre
20 générique (g) modulo le module (n).

10. Procédé cryptographique selon l'une des revendications 5 à 9, caractérisé en ce que le troisième exposant est calculé modulo une image du
module (n) par une fonction de Carmichael (λ) ou modulo un multiple de l'ordre
25 du nombre générique (g) modulo le module (n).

11. Procédé cryptographique selon l'une des revendications précédentes, caractérisé en ce que le nombre générique (g) est transmis avec la clé
publique, le nombre générique (g) étant égal à un nombre simple (G) élevé à
30 une puissance modulo le module (n) avec pour exposant la clé privée (d).

12. Procédé cryptographique selon l'une des revendications précédentes, caractérisé en ce que:

- une troisième entité (C) reçoit le deuxième élément de preuve (y), génère un troisième élément de preuve (Y) en élevant le nombre générique (g) à une puissance modulo le module (n) avec pour exposant le deuxième élément de preuve (y) et envoie le troisième élément de preuve (Y) à la deuxième entité (B);
- la deuxième entité (B), modulo le module (n), élève le troisième élément de preuve (Y) à une puissance de premier exposant (e) et en multiplie le résultat par le nombre générique (g) élevé à une puissance d'exposant le nombre commun (c) pour vérifier la relation qui lie le premier élément de preuve au deuxième élément de preuve.

13. Dispositif prouveur (30) muni d'une clé privée (d) de type RSA gardée secrète et protégé contre toute intrusion, pour générer lors d'une transaction avec un dispositif vérificateur, une preuve dont une vérification à l'aide d'une clé publique associée à ladite clé privée permet de garantir que le dispositif (30) est à l'origine de ladite preuve, ladite clé publique de type RSA comprenant un premier exposant (e) et un module (n), caractérisé en ce qu'il comprend:

- des moyens de calcul (37) agencés pour générer un premier élément de preuve (x) en tout ou partie indépendamment de la transaction et pour générer un deuxième élément de preuve (y) lié au premier élément de preuve et qui dépend d'un nombre commun (c) spécifique à la transaction;
- des moyens de communication (34) agencés pour émettre au moins le premier et le deuxième élément de preuve et agencés pour émettre vers ou recevoir du dispositif vérificateur ledit nombre commun (c).

14. Dispositif prouveur (30) selon la revendication 13, caractérisé en ce que:

- les moyens de calcul (37) sont d'une part agencés pour générer un premier nombre aléatoire (r) et pour élever un nombre générique (g) à une deuxième puissance modulo le module (n) ayant un troisième exposant égal à un produit du premier exposant (e) de clé publique par le nombre entier aléatoire (r),
 - les moyens de calcul (37) sont d'autre part agencés pour générer le deuxième élément de preuve (y) par différence entre le nombre entier aléatoire (r) et la clé privée (d) multipliée par le nombre commun (c) ou le nombre commun (c) étant scindé en deux nombres communs élémentaires (a,b), en retranchant du nombre entier aléatoire (r) multiplié par le premier nombre commun élémentaire (a), la clé privée (d) multipliée par le deuxième nombre commun élémentaire (b).
15. Dispositif prouveur (30) selon la revendication 14, caractérisé en ce que les moyens de calcul (37) sont agencés pour effectuer des opérations modulo une image du module (n) par une fonction de Carmichael (λ) ou modulo un multiple de l'ordre du nombre générique (g) modulo le module (n).
16. Dispositif vérificateur (31), pour vérifier qu'une preuve est issue d'un dispositif prouveur muni d'une clé privée (d) de type RSA gardée secrète par le dispositif prouveur, à l'aide d'une clé publique associée à ladite clé privée, ladite clé publique de type RSA comprenant un exposant (e) et un module (n) caractérisé en ce qu'il comprend:
- des moyens de communication (35) agencés pour recevoir un premier élément de preuve (x) et un deuxième élément de preuve (y) ou un troisième élément de preuve (Y), et pour recevoir ou émettre un nombre commun (c) spécifique à une transaction au sein de laquelle sont reçus le premier et le deuxième ou le troisième élément de preuve,
 - des moyens de calcul (38) agencés pour vérifier que le premier élément de preuve (x) est lié par une relation, modulo le module (n), avec une première puissance d'un nombre générique (g) ayant un deuxième

exposant égal à une combinaison linéaire de tout ou partie du nombre commun (c) et d'un produit du premier exposant (e) de clé publique par le deuxième élément de preuve (y).

- 5 17. Dispositif vérificateur (31) selon la revendication 16, caractérisé en ce que les moyens de communication sont agencés pour recevoir le deuxième élément de preuve (y) et en ce que les moyens de calcul (38) sont agencés pour calculer le deuxième exposant et ladite première puissance du nombre générique (g).

10

18. Dispositif vérificateur (31) selon la revendication 16, caractérisé en ce que les moyens de communication sont agencés pour recevoir le troisième élément de preuve (Y) et en ce que les moyens de calculs (38) sont agencés pour élever le troisième élément de preuve (Y) à une puissance de premier exposant de clé publique (e) pour en multiplier le résultat par le nombre générique (g) élevé à une deuxième puissance ayant pour exposant le nombre commun (c).
- 15

Fig.1

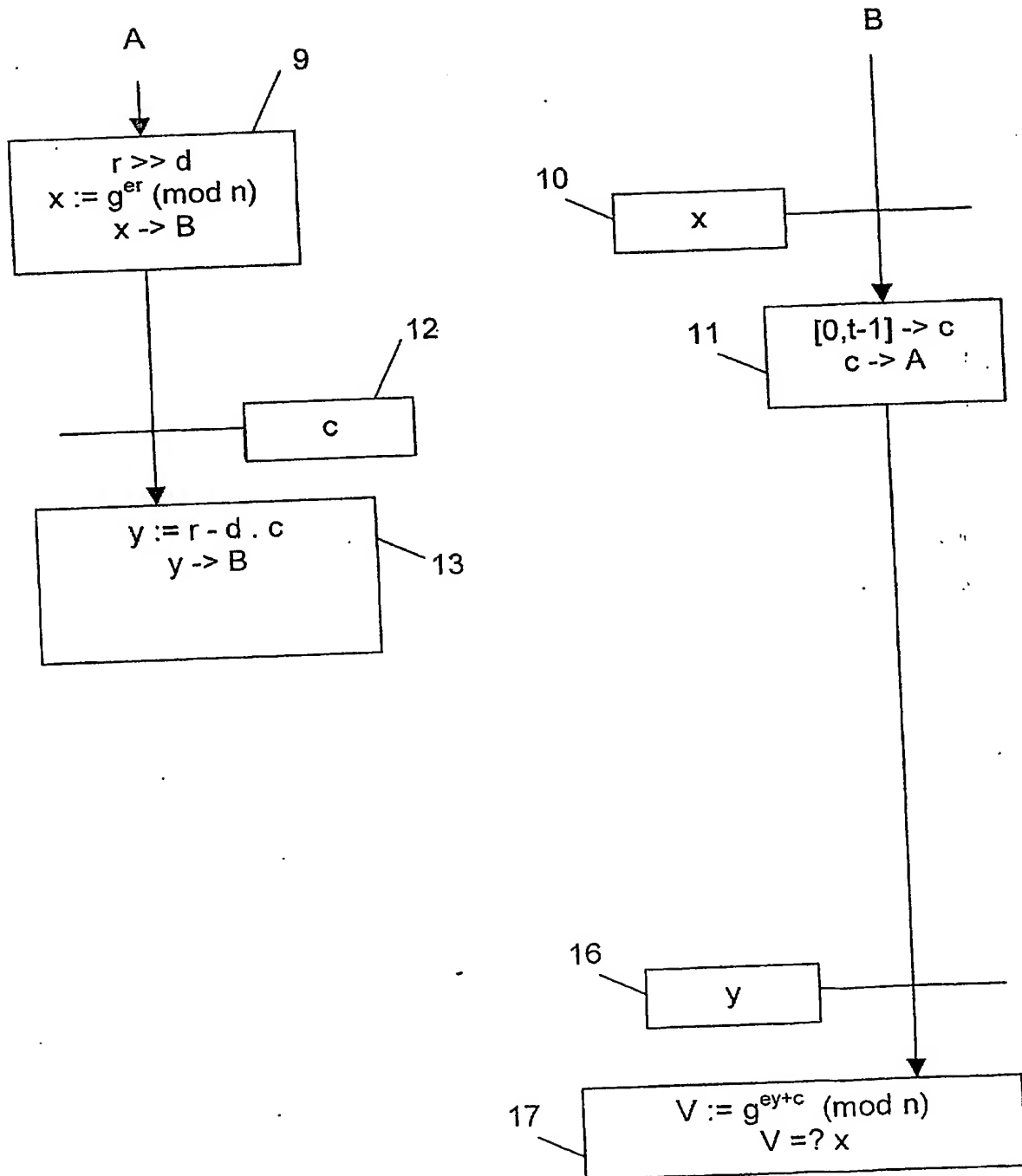


Fig.2

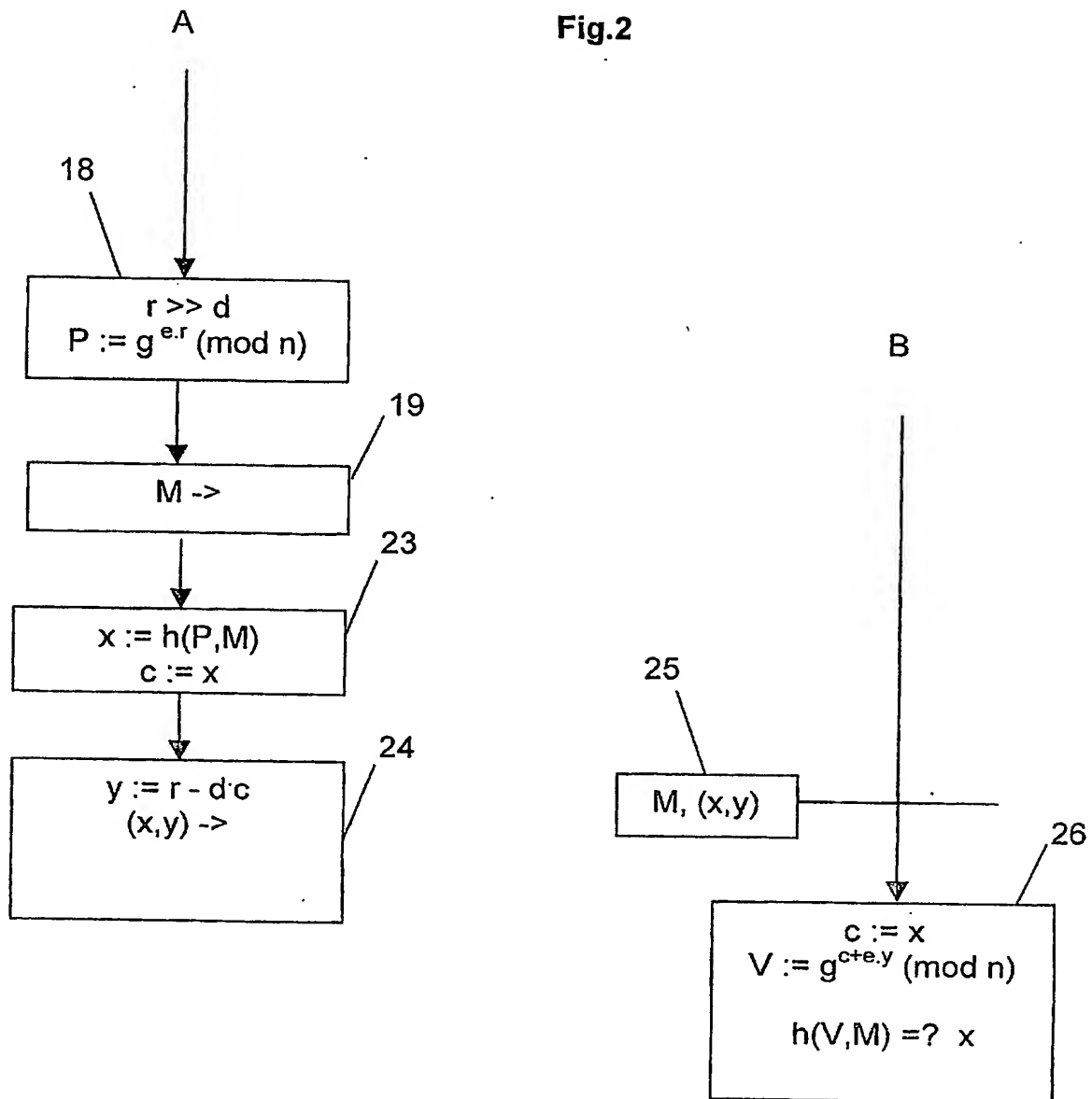


Fig.3

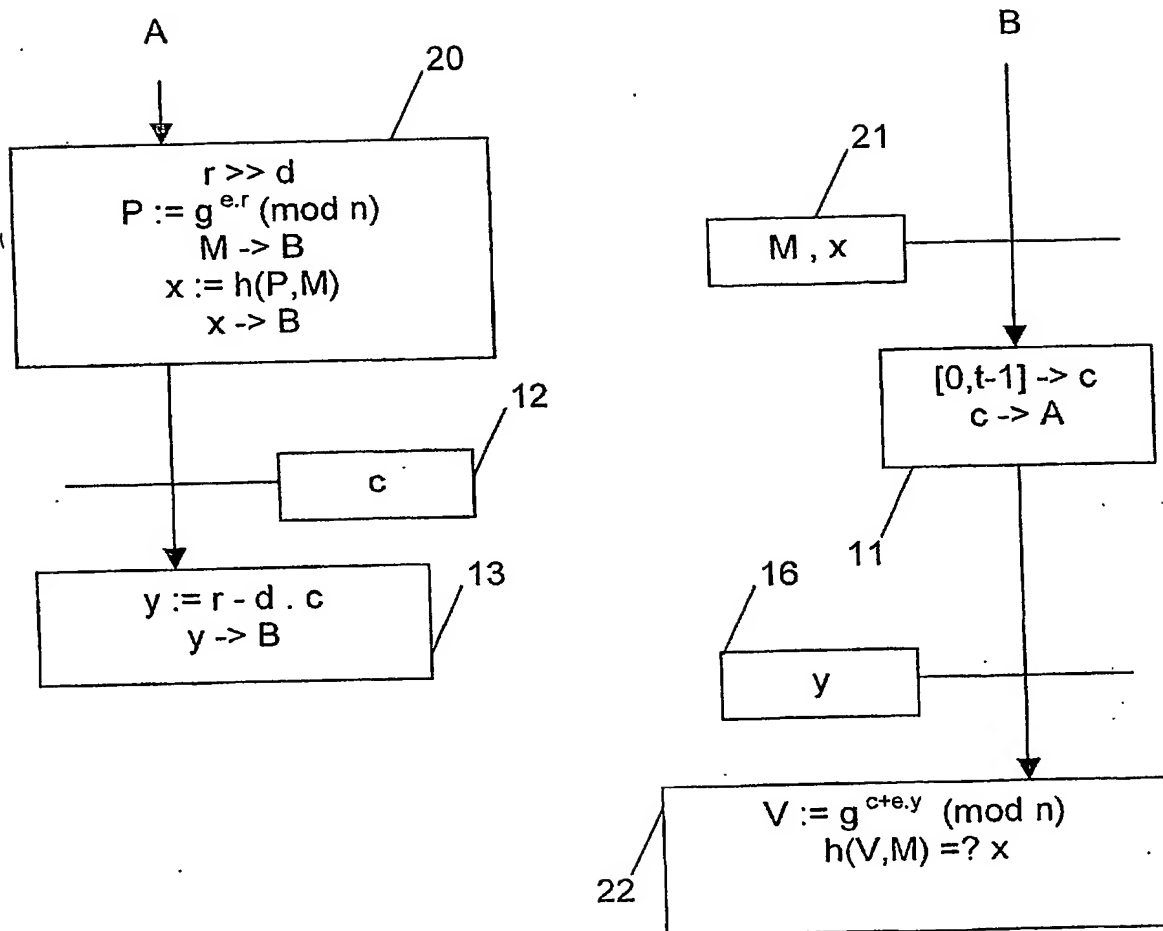


Fig.4

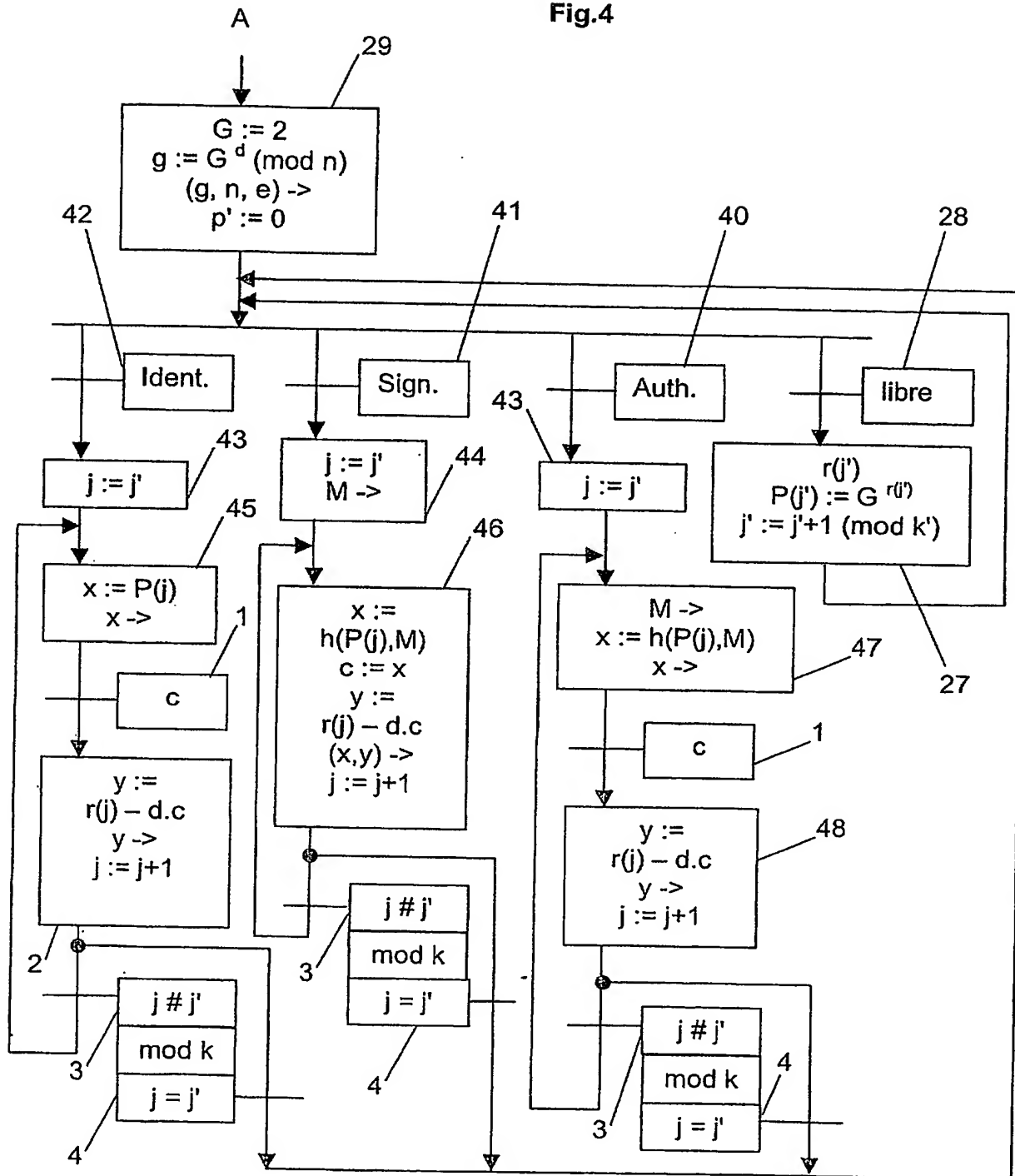


Fig.5

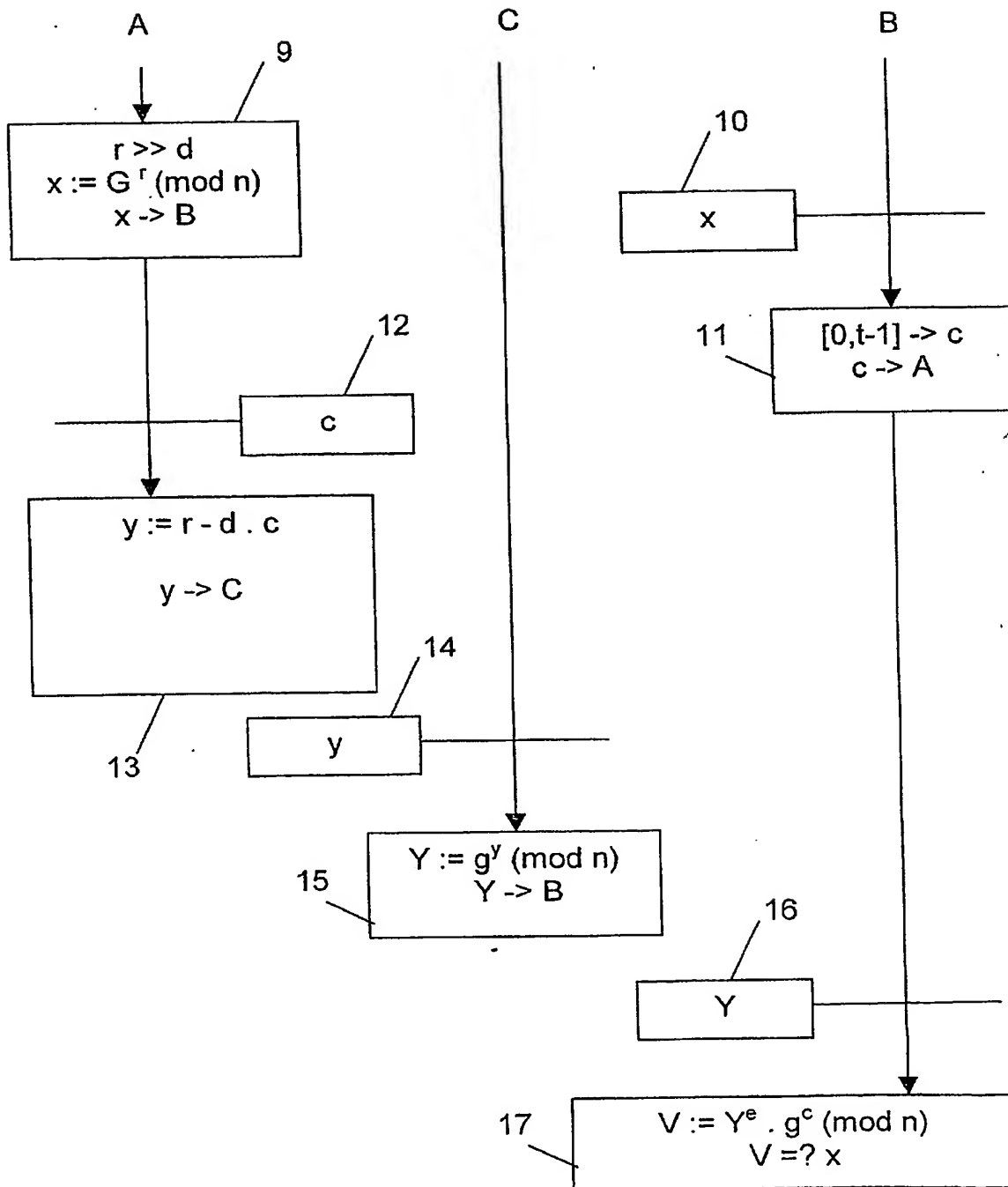
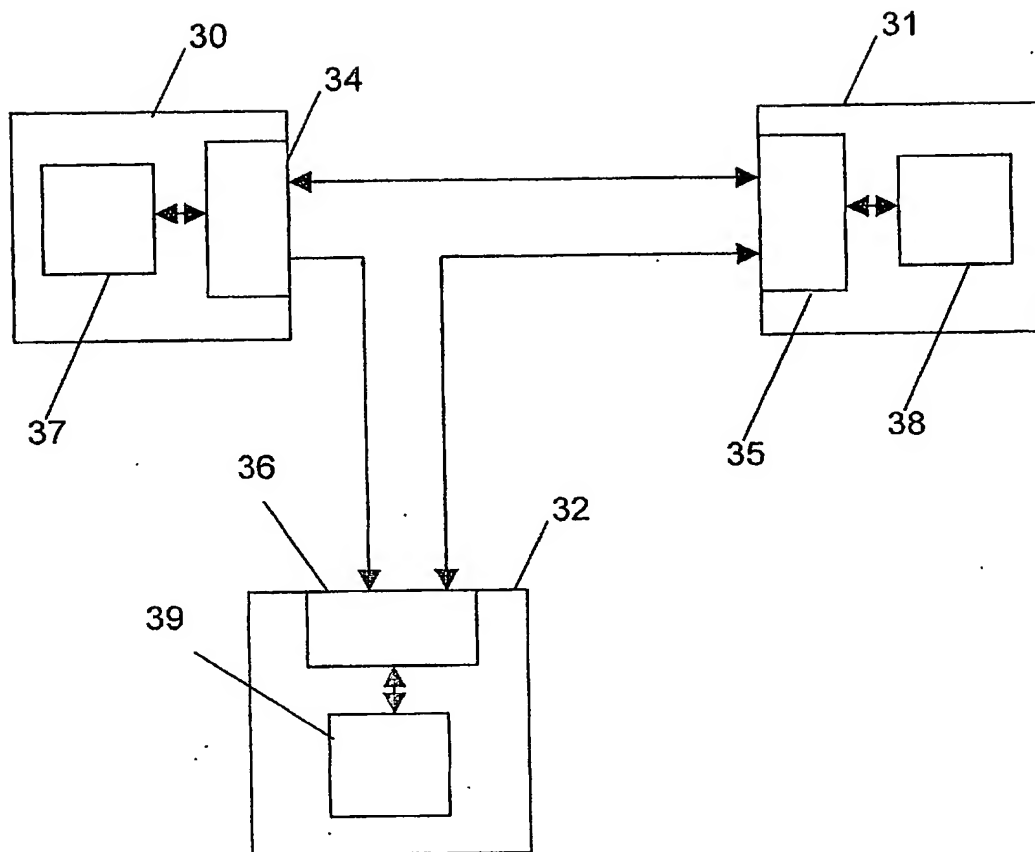


Fig.6



DÉPARTEMENT DES BREVETS

26 bis, rue de Saint Pétersbourg
75800 Paris Cedex 08

Téléphone : 33 (1) 53 04 53 04 Télécopie : 33 (1) 42 94 86 54

DÉSIGNATION D'INVENTEUR(S) Page N° 1./1.

(Si le demandeur n'est pas l'inventeur ou l'unique inventeur)

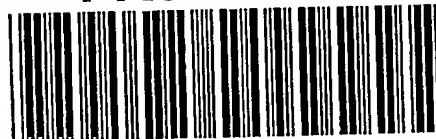


Cet imprimé est à remplir lisiblement à l'encre noire

03 113 W / 300301

Vos références pour ce dossier (facultatif)		JMD/NC/BFF020168	
N° D'ENREGISTREMENT NATIONAL		020 8474	
TITRE DE L'INVENTION (200 caractères ou espaces maximum)			
PROCÉDE ET DISPOSITIFS CRYPTOGRAPHIQUES PERMETTANT D'ALLÉGER LES CALCULS AU COURS DE TRANSACTIONS			
LE(S) DEMANDEUR(S) :			
FRANCE TELECOM			
DESIGNE(NT) EN TANT QU'INVENTEUR(S) : (Indiquez en haut à droite «Page N° 1/1» S'il y a plus de trois inventeurs, utilisez un formulaire identique et numérotez chaque page en indiquant le nombre total de pages).			
Nom		GIRAULT Marc	
Prénoms			
Adresse	Rue	4, rue Viviane	14000 CAEN FRANCE
	Code postal et ville		
Société d'appartenance (facultatif)			
Nom		PAILLES Jean-Claude	
Prénoms			
Adresse	Rue	4, rue des Loisirs	14610 EPRON FRANCE
	Code postal et ville		
Société d'appartenance (facultatif)			
Nom			
Prénoms			
Adresse	Rue		
	Code postal et ville		
Société d'appartenance (facultatif)			
DATE ET SIGNATURE(S) DU (DES) DEMANDEUR(S) OU DU MANDATAIRE (Nom et qualité du signataire)		Le 5 juillet 2002 CABINET PLASSERAUD Jean Marc DIOU CPI N° 00-1001	

PCT Application
FR0302000



**This Page is Inserted by IFW Indexing and Scanning
Operations and is not part of the Official Record**

BEST AVAILABLE IMAGES

Defective images within this document are accurate representations of the original documents submitted by the applicant.

Defects in the images include but are not limited to the items checked:

- ☐ BLACK BORDERS
- ☐ IMAGE CUT OFF AT TOP, BOTTOM OR SIDES
- ☐ FADED TEXT OR DRAWING
- ☒ BLURRED OR ILLEGIBLE TEXT OR DRAWING
- ☐ SKEWED/SLANTED IMAGES
- ☐ COLOR OR BLACK AND WHITE PHOTOGRAPHS
- ☐ GRAY SCALE DOCUMENTS
- ☒ LINES OR MARKS ON ORIGINAL DOCUMENT
- ☐ REFERENCE(S) OR EXHIBIT(S) SUBMITTED ARE POOR QUALITY
- ☐ OTHER: _____

IMAGES ARE BEST AVAILABLE COPY.

As rescanning these documents will not correct the image problems checked, please do not report these problems to the IFW Image Problem Mailbox.